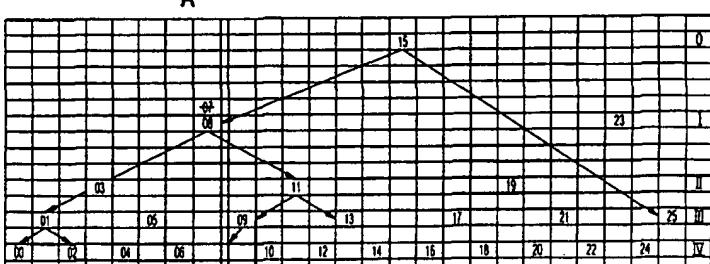
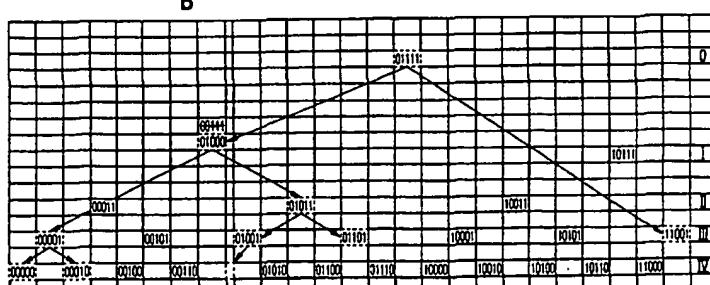


PCT

WELTORGANISATION FÜR GEISTIGES EIGENTUM  
Internationales Büro



INTERNATIONALE ANMELDUNG VERÖFFENTLICHT NACH DEM VERTRAG ÜBER DIE  
INTERNATIONALE ZUSAMMENARBEIT AUF DEM GEBIET DES PATENTWESENS (PCT)

<p>(51) Internationale Patentklassifikation<sup>6</sup> : G06F 17/30</p>		A1	<p>(11) Internationale Veröffentlichungsnummer: WO 99/17226 (43) Internationales Veröffentlichungsdatum: 8. April 1999 (08.04.99)</p>		
<p>(21) Internationales Aktenzeichen: PCT/DE98/02554 (22) Internationales Anmeldedatum: 31. August 1998 (31.08.98)</p>		<p>(81) Bestimmungsstaaten: US, europäisches Patent (AT, BE, CH, CY, DE, DK, ES, FI, FR, GB, GR, IE, IT, LU, MC, NL, PT, SE).</p>			
<p>(30) Prioritätsdaten: 197 43 266.2 30. September 1997 (30.09.97) DE</p>		<p>Veröffentlicht <i>Mit internationalem Recherchenbericht. Vor Ablauf der für Änderungen der Ansprüche zugelassenen Frist; Veröffentlichung wird wiederholt falls Änderungen eintreffen.</i></p>			
<p>(71) Anmelder (für alle Bestimmungsstaaten ausser US): SIEMENS AKTIENGESELLSCHAFT [DE/DE]; Wittelsbacherplatz 2, D-80333 München (DE).</p>					
<p>(72) Erfinder; und (75) Erfinder/Anmelder (nur für US): BRÜCKNER, Roland [DE/DE]; Veilchenweg 2, D-89264 Weißenhorn (DE).</p>					
<p>(74) Gemeinsamer Vertreter: SIEMENS AKTIENGESELLSCHAFT; Postfach 22 16 34, D-80506 München (DE).</p>					
<p>(54) Title: METHOD FOR ENTERING OR ERASING AN ADDRESS IN AN UNBALANCED AND PARTIALLY OCCUPIED BINARY TREE</p>					
<p>(54) Bezeichnung: VERFAHREN ZUM HINZUFÜGEN BZW. ENTFERNEN EINER ADRESSE IN EINEM TEILBESETZTEN, NICHT-BALANCIERTEN BINÄREN BAUM</p>					
<p>(57) Abstract</p>					
<p>The invention relates to a method for entering an address into or erasing it from an unbalanced and partially occupied binary tree, whereby search tree screening is carried out at the same time as the entry/deletion procedure, while strictly meeting the set period of time for switching technique applications.</p>					
<p>(57) Zusammenfassung</p>					
<p>Es wird ein Verfahren zum Hinzufügen bzw. Entfernen einer Adresse in einem teilbesetzten, nicht-balancierten Binären Baum vorgeschlagen, bei dem eine Sortierung des Suchbaumes gleichzeitig mit der Löschen/Einfügeoperation gegeben ist, wobei eine für vermittlungstechnische Anwendungen nicht zu überschreitende Zeitdauer stets eingehalten wird.</p>					
<p><b>A</b></p> 					
<p><b>B</b></p> 					

#### ***LEDIGLICH ZUR INFORMATION***

Codes zur Identifizierung von PCT-Vertragsstaaten auf den Kopfbögen der Schriften, die internationale Anmeldungen gemäss dem PCT veröffentlichen.

AL	Albanien	ES	Spanien	LS	Lesotho	SI	Slowenien
AM	Armenien	FI	Finnland	LT	Litauen	SK	Slowakei
AT	Österreich	FR	Frankreich	LU	Luxemburg	SN	Senegal
AU	Australien	GA	Gabun	LV	Lettland	SZ	Swasiland
AZ	Aserbaidschan	GB	Vereinigtes Königreich	MC	Monaco	TD	Tschad
BA	Bosnien-Herzegowina	GE	Georgien	MD	Republik Moldau	TG	Togo
BB	Barbados	GH	Ghana	MG	Madagaskar	TJ	Tadschikistan
BE	Belgien	GN	Guinea	MK	Die ehemalige jugoslawische Republik Mazedonien	TM	Turkmenistan
BF	Burkina Faso	GR	Griechenland	ML	Mali	TR	Türkei
BG	Bulgarien	HU	Ungarn	MN	Mongolei	TT	Trinidad und Tobago
BJ	Benin	IE	Irland	MR	Mauretanien	UA	Ukraine
BR	Brasilien	IL	Israel	MW	Malawi	UG	Uganda
BY	Belarus	IS	Island	MX	Mexiko	US	Vereinigte Staaten von Amerika
CA	Kanada	IT	Italien	NE	Niger	UZ	Usbekistan
CF	Zentralafrikanische Republik	JP	Japan	NL	Niederlande	VN	Vietnam
CG	Kongo	KE	Kenia	NO	Norwegen	YU	Jugoslawien
CH	Schweiz	KG	Kirgisistan	NZ	Neuseeland	ZW	Zimbabwe
CI	Côte d'Ivoire	KP	Demokratische Volksrepublik Korea	PL	Polen		
CM	Kamerun	KR	Republik Korea	PT	Portugal		
CN	China	KZ	Kasachstan	RO	Rumänien		
CU	Kuba	LC	St. Lucia	RU	Russische Föderation		
CZ	Tschechische Republik	LI	Liechtenstein	SD	Sudan		
DE	Deutschland	LK	Sri Lanka	SE	Schweden		
DK	Dänemark	LR	Liberia	SG	Singapur		

## Beschreibung

Verfahren zum Hinzufügen bzw. Entfernen einer Adresse in einem teilbesetzten, nicht-balancierten Binären Baum

5

Der Anmeldungsgegenstand betrifft ein Verfahren zum Hinzufügen bzw. Entfernen einer Adresse in einem teilbesetzten, nicht-balancierten Binären Baum.

10 Vor allem im Bereich ATM ( Asynchroner Transfer Mode) und auch des Ethernet Routings muß bei einem großen Adressbereich (typ.  $M=2^{33}$  Adressen) schnell und effizient festgestellt werden können, ob eine Adresse gültig ist. Die Anzahl gültiger Adressen ist hierbei mit  $N=2^{14} = 16000$  meist relativ

15 klein. Während somit die Speicherung der gültigen Daten mit wenigen Mbyte Speicher behandelt werden kann, ist eine Behandlung des gesamten Adressvorrates mit mehreren Gigabyte Speicher nicht wirtschaftlich möglich. In der Vermittlungs-technik tritt zudem die Anforderung auf, bislang gültige

20 Adressen zu löschen und neue gültige Adressen einzufügen.

Ein möglicher Ansatz, der aufgezeigten Problematik zu begegnen basiert auf einer Restriktion der Adressvergabe. Es werden immer größere Adressbereich auf einmal vergeben. Dies führt jedoch zu einen schlechten Ausnutzung des verfügbaren Speicherbereiches, zudem sind nachträgliche Änderungen des vergebenen Adressbereiches im nachhinein nur noch schwer, oder nicht mehr möglich.

25 Ein weiterer Ansatz, der aufgezeigten Problematik zu begegnen basiert auf dem Einsatz eines CAM (Content Adressable Memory) als Hardwarelösung. Dieses ASIC Element ist jedoch kein Standardelement und der Einsatz daher mit relativ hohen Kosten verbunden. Die derzeit verfügbaren Bausteine unterstützen

30 meist nur einen Adressbereich für 1k bis 8k Verbindungen.

Ein weiterer Ansatz, der aufgezeigten Problematik zu begegnen basiert auf dem Aufbau und der Verwendung eines Suchbaumes (Binary tree), um iterativ die Adresse zu bestimmen. Die Suchdauer ist hier von der Höhe des Baumes abhängig. Die 5 minimale Anzahl von Suchzugriffen liegt proportional zu  $\log_2 N$ . Durch Balancierung des Baumes ist eine Minimierung der Baumstruktur erreichbar.

Bisherige Implementierungen eines Suchverfahrens setzen auf 10 einen Suchbaum über die Zielmenge N auf. Die erreichbare Suchdauer  $t = A * 1,44 * \log_2 N$  ist zwar minimal ( A Dauer eines Einzelzugriffes, 1,44 Fibonacci Zahl als Limit für AVL Bäume, 3 Zugriffe für Rotations- Doppelrotationsschritt), die Balancierung benötigt jedoch maximal ca.  $t_N = 3 * A * 1,44 * 15 \log_2 N = 69 * A$ .

Eine minimale Baumstruktur weist zwar eine minimale Suchzeit auf, zur Aufrechterhaltung der minimalen Baumstruktur bei Löschen oder Einfügen von Adressen ist eine umfangreiche Abarbeitung von Algorithmen erforderlich, die mit einem entsprechenden Zeitbedarf einhergeht. 20

Dem Anmeldungsgegenstand liegt das Problem zugrunde, ein Verfahren anzugeben, das ein Optimierung von Suchen, Entfernen 25 und Einfügen von gültigen Adressen aufweist.

Das Problem wird bei dem Anmeldungsgegenstand durch die Merkmale des Anspruchs 1 bzw. die Merkmale des Anspruchs 2 gelöst.

30 Der Anmeldungsgegenstand erlaubt eine Sortierung des Suchbaumes gleichzeitig mit der Löschen/Einfügeoperation, wobei eine für vermittlungstechnische Anwendungen nicht zu überschreitende Zeitdauer stets eingehalten wird. Der Anmeldungsgegenstand, der nicht von einer Balancierung und damit minimaler Suchtiefe( M statt N) ausgeht, weist eine minimierte Abarbeitungsfunktion auf und bietet somit eine kostengünstige Implementierung.

mentierung für Suche, Löschen, Einfügen in einfacher Hardware ( ASIC oder FPGA), wobei eine Skalierung mit der jeweils verfügbaren Technologie gegeben ist. Durch den Einsatz von RAM-Strukturen und einem benutzerdefinierbaren Vergleicher ergeben sich weitergehende Möglichkeiten zur Verknüpfung mit Statusbits, welche für zusätzliche Selektionskriterien verwendet werden können.

Der Anmeldungsgegenstand wird im folgenden als Ausführungsbeispiel in einem zum Verständnis erforderlichen Umfang anhand von Figuren näher beschrieben. Dabei zeigen:

FIG 1 zeigt den prinzipiellen Aufbau eines Binären Feldes der Tiefe 4 mit  $2^4 = 16$  Elementen, also gewissermaßen den gesamten Wertevorrat.

FIG 2 zeigt als Beispiel eine Anzahl von 10 gültigen Adresseninträgen { 0,1,2,7,8,9,11,13,15,25 }.

FIG 3 die Adresseinträge aus FIG 2 in Binärdarstellung

FIG 4 zeigt den aus FIG 2 sich ergebenden teilgefüllten Suchbaum

FIG 5 zeigt den minimalen, balancierten Suchbaum

FIG 6 zeigt den Ersetzungsvorgang im teilgefüllten Suchbaum

FIG 7 zeigt eine Schaltungsanordnung zur Verkürzung des Suchvorgangs.

In den Figuren bezeichnen gleiche Bezeichnungen gleiche Elemente.

FIG 1 zeigt den prinzipiellen Aufbau eines Binären Feldes mit den Leveln I, II, III und IV.

FIG 2 zeigt einen im Beispiel mit 10 gültigen Adresseinträgen { 0,1,2,7,8,9,11,13,15,25 } teilbesetzten Suchbaum. Durch die Verwendung des vollständigen binären Feldes ist die Position jedes Eintrages genau festgelegt. Die maximale Suchlänge ist durch die Höhe des Baumes mit  $H=\log_2 M$  bestimmt.

FIG 3 zeigt die Adresseinträge aus FIG 2 in Binärdarstellung.

Ein Eintrag hat im Prinzip folgenden Aufbau:

P_lower	14 Bit	P_upper	14 Bit
„Pointer links“			„Pointer rechts“
Eintrag (Entry)	32 Bit	„Vergleichswert“	

5 In einem Adressraum mit  $M=2^{33}$  Adressen benötigt die Durchführung der Suche bei Verwendung der Binären Suche im teilbesetzten binären Feld bei typ. Anwendungen mit  $KM = \log_2 M = 33$  Zugriffe, statt  $KN = \log_2 N = 16$ . Dennoch ist bei einer Verkürzung des Suchbaumes um z.B.  $C=13$  Höhen (d.h.  $2^{13}=8k$  direkte Pointer, 4 Zugriffe für ersten Pointerzugriff) mit  $t_{\text{Max}}=A/2 * (4+\log_2(M-C))=22*A$  ein günstigeres worst case Zeitverhalten erreichbar.

10

FIG 4 zeigt den aus FIG 2 sich ergebenden teilgefüllten Suchbaum. Der Suchbaum ist zwar in der Höhe nicht minimal, jedoch ist seine maximale Höhe auf H beschränkt.

FIG 5 zeigt den minimalen balancierten Suchbaum wie er sich für das Beispiel aus Fig 2 ergeben würde. Der balancierte Suchbaum hat in diesem Falle eine um 1 geringere Höhe als der in FIG 4. Um diesen Suchbaum zu erhalten müssen viele Positionen umsortiert werden.  $U \approx N * \log_2 N$  Operationen sind im schlimmsten anzunehmenden Fall (worst case) notwendig.

25 Falls nicht alle Binärwurzeln besetzt sind, so ergibt sich als Resultat stets eine Verkürzung des maximalen Baumes.

In der ersten Ebene (Level 0) mag eine Aufteilung des Suchbaumes nach Maßgabe des MSB (Most Signifikant Bit) 0 oder 1 gegeben sein, wobei bei der Suche nach einer Adresse in der ersten Ebene (level 0) eine Verzweigung nach Maßgabe der ersten Bitstelle der gesuchten Adresse erfolgt. Dann ist für die Entscheidung in Level 0 lediglich die  $(2^m-0)$  erste Bitstelle relevant. Dies macht sich insbesondere bei Einsatz ei-

nes Hardwarevergleichers (schaltungstechnisch ausgeführten Vergleichers), dessen Breite stark reduzierbar ist, vorteilhaft bemerkbar.

- 5 Für die Suche nach Eintrag {25} (Entry{25}) erfolgt der Vergleich im i-ten Rekursionsschritt entsprechend an der Bitstelle  $<2^m-i>$ . Durch fehlende Einträge in der binären Liste (missing link) erfolgt hier also die Bewertung ansich an einer nicht zutreffenden Bitposition. Durch Einbeziehung der
- 10 bereits abgearbeiteten Stellen mit fehlenden Einträgen in einem parallel durchgeführten Vergleich ist dies erkennbar und berücksichtigbar, wobei die Pointerselektion ( P\_lower, P\_upper ) gegebenenfalls korrigiert wird. Dies hat jedoch keinen Einfluß auf die worst case Suchgeschwindigkeit, da in
- 15 diesem Falle ( mindestens eine Ebene ist nicht besetzt ) sozusagen der Eintrag zu früh erreicht wurde. Der parallele Vergleich über alle abgearbeiteten Bitpositionen kann ebenfalls „langsam“ von  $<i>$  nach  $<i+1>$  erfolgen, da bei einem Missmatch in V Bitpositionen, folglich V Suchpositionen über-
- 20 spungen und damit ebensoviele Vergleichsoperationen gespart wurden.

FIG 6 zeigt den Ersetzungsvorgang im teilgefüllten Suchbaum. Soll z.B. der Entry{7} aus einer bestehenden Liste entfernt werden; so übernimmt der nächstgrößte Entry dessen Position. Im vorliegenden Falle muß somit bis zum Entry{7} gesucht werden, dessen Position wird gespeichert; anschließend wird unter Entry{7} - P\_upper nach dem kleinsten Entry ( am weitesten links ) gesucht, und Entry{15} - P\_lower nun neu auf die Position von Entry{8} gesetzt (Aktion\_1). Entry{8} erhält die gespeicherten Pointer auf Entry{7} - P\_lower und Entry{7} - P\_upper (Aktion\_2), der Pointer Entry{11} - P\_lower erhält gegebenenfalls noch den Wert Entry{8} - P\_upper (Aktion\_3).

- 35 Der Löschvorgang benötigt also 3 Aktionen mehr, als ein vergleichbarer reiner Suchzugriff.

Ein anschließender Einfügevorgang für Entry{7}, mit neuem Entry{7}, Aktualisierung von Entry{9}.P\_lower und Entry{15}.P\_lower benötigt ebenfalls 3 Aktionen.

5 Der vorgeschlagene Algorithmus erlaubt nicht nur eine Suche vergleichbar mit CAM Zugriffen, er bietet ebenso die Möglichkeit sortiert z.B. gezielt auf den kleinsten oder größten Eintrag zuzugreifen. Ein erweiterter Einsatz z.B. zur Sortierung von Datenzellen anhand von Folgenummern ( Seqencenumber 10 oder Timestamp, Ausheilen bei Random Routing) ist unterstützbar.

Wie bereits erwähnt benötigt in einem Adressraum mit  $M=2^{33}$  Adressen die Durchführung der Suche bei Verwendung der Binären Suche im teilbesetzten binären Feld bei typ. Anwendungen mit  $KM = \log_2 M = 33$  Zugriffe, statt  $KN = \log_2 N = 16$ .

Eine Möglichkeit zur Verkürzung des Suchvorganges ist durch eine Verkürzung der Suchtiefe gegeben. Bei einer Verkürzung 20 des Suchbaumes um z.B.  $C=13$  Höhen (d.h.  $2^{13}=8k$  direkte Pointer, 4 Zugriffe für ersten Pointerzugriff) mit  $t_{Max}=A/2 * (4+\log_2(M-C))=22*A$  ist ein günstigeres worst case Zeitverhalten erreichbar.

25 Da die Anordnung sortiert erfolgt, kann z.B. der obere Teil des Suchbaumes direkt in einem RAM (Random Access Memory, Speicher mit wahlfreiem Zugriff) Bereich gemappt werden. Mit  $2^n$  Einträgen muß dann die Suche erst ab Level n beginnen. Stehen beispielsweise 16k Speicherentries zur Verfügung reduziert sich die Suchtiefe um 14. Alternativ hierzu sind in den 30 16k DirectMappings auch alle möglichen Entries des Levels  $n+1$  speicherbar. Die Suchtiefe reduziert sich dann um 15; bei einer Suche oberhalb von Level 15 beginnt die Suche bei der Urwurzel.

Eine weitere Möglichkeit zur Beschleunigung des Suchvorganges ist dadurch gegeben, daß das Suchprinzip auf mehr als 2 Pointer erweitert wird. Bei Verwendung von zweckmäßigerweise  $2^i$  Pointern ergibt sich eine Baumhöhe von  $H = \log_2 M/i$ .

5

Fig 7 zeigt eine Hardwarerealisierung für eine Suche mit 4 Pointern, bei der es nicht zwingend notwendig ist, die Pointerwerte an den Vergleicher heranzuführen.

10 Ein Entry-RAM wird über einen Tristate Bus von genau der Pointer RAM aus einer Mehrzahl von Pointer RAM's (Pointer 1 RAM .. Pointer i RAM) adressiert, deren Ausgang über ein Chip-Selekt - Signal wirksamgeschaltet ist. Liegen  $P_{upper}$  und  $P_{lower}$  in der selben Pointer RAM, womit keine Selektion eines Tristate Busses über Chipselekt möglich ist, kann ein externer Multiplexer vorgesehen sein. Der Ausgang des Entry-RAM ist mit dem Vergleicher verbunden.

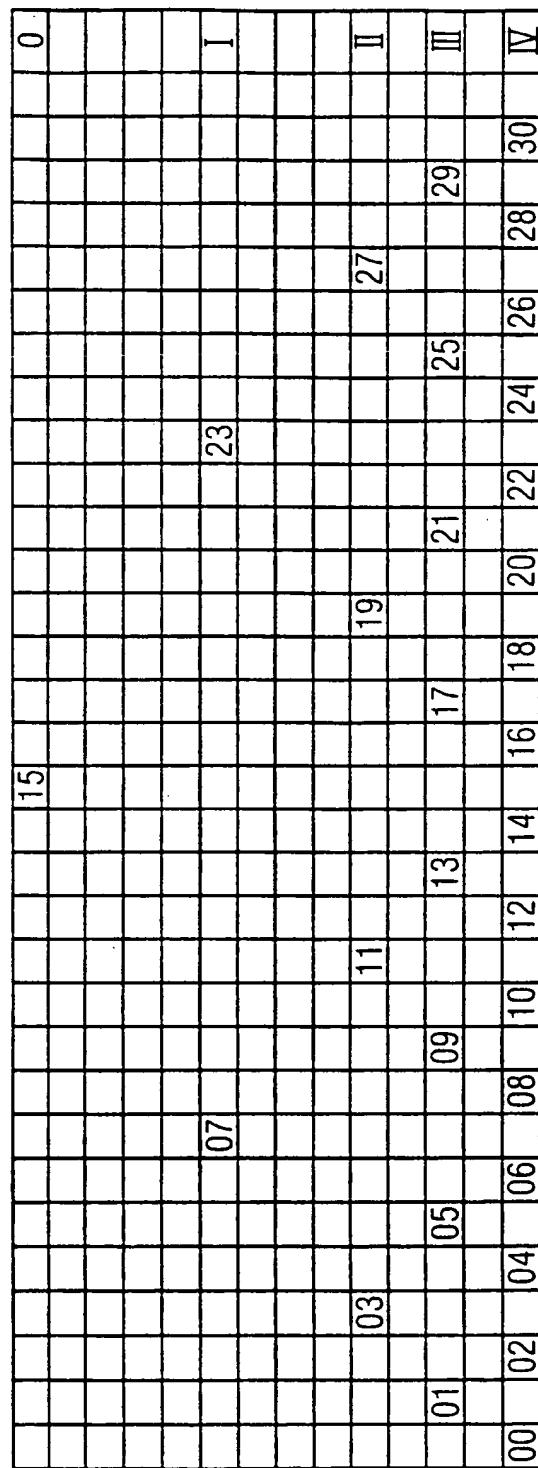
20 Beispiel: stehen wie bei STM1 64 Takte zur Auflösung eines Entries aus 8k möglichen zur Verfügung, so kann dies durch Verwendung eines 1Mbit RAMs  $32k \times 32$  erreicht werden. In 16k stehen 32k DirectMappings zur Verfügung (2 Takte); Reduzierung der Suchtiefe um 15. Bei 3 Zugriffen zur Bewertung des Entries (Anlegen Adresse; Lesen Entry; Lesen Pointer) werden 25 für die Suche in 17 Level  $16 \times 3 = 51$  Takte benötigt. Verbindungs- aufbau und Abbau ist in Leerzyklen möglich, maximal sollten hierfür  $51+2+3=56$  Takte erforderlich sein.

## Patentansprüche

1. Verfahren zum Entfernen einer Adresse aus einem teilbesetzten Suchbaum, bei dem mit jedem gültigen Eintrag in dem Suchbaum zwei Zeiger (pointer lower, pointer upper) abspeicherbar sind, die jeweils auf einen gültigen Eintrag einer niedrigeren Ebene (level 0, I, II...) verweisen, demzufolge
  - die Position des zu entfernenden Eintrags aufgesucht und zwischengespeichert wird
  - unter dem Zeiger des zu entfernenden Eintrags, der auf den Eintrag der nächst tieferen Ebene (level I, II, III) mit dem höheren Wert verweist, der Eintrag einer tieferen Ebene aufgesucht wird, der den niedrigsten Wert hat
  - dieser Eintrag mit dem niedrigsten Wert auf die Position des zu entfernenden Eintrags gesetzt wird
  - dieser Eintrag mit dem niedrigsten Wert die Zeiger des entfernten Eintrags übernimmt.
2. Verfahren zum Hinzufügen einer Adresse in einem teilbesetzten Suchbaum, bei dem mit jedem gültigen Eintrag in dem Suchbaum zwei Zeiger (pointer lower, pointer upper) abspeicherbar sind, die jeweils auf einen gültigen Eintrag einer niedrigeren Ebene (level 0, I, II...) verweisen, demzufolge
  - die Position des hinzuzufügenden Eintrags aufgesucht wird
  - für den auf der aufgesuchten Position befindlichen Eintrag in Richtung auf die Position, die dem Wert der Adresse des zu verschiebenden Eintrags gleicht, die erste freie Position aufgesucht wird und dort abgespeichert wird
  - der hinzuzufügende Eintrag auf seiner Position abgespeichert wird, wobei er die Zeiger von dem bislang dort abgespeicherten Eintrag übernimmt.

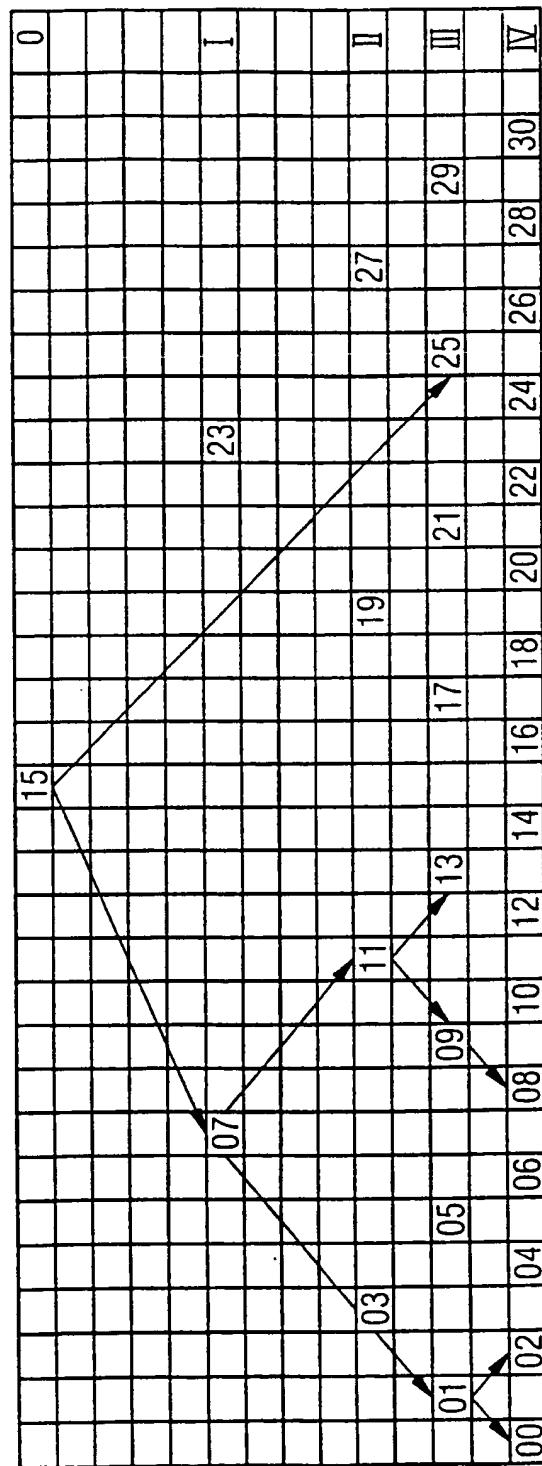
1/8

1  
FIG



2/8

FIG 2



3/8

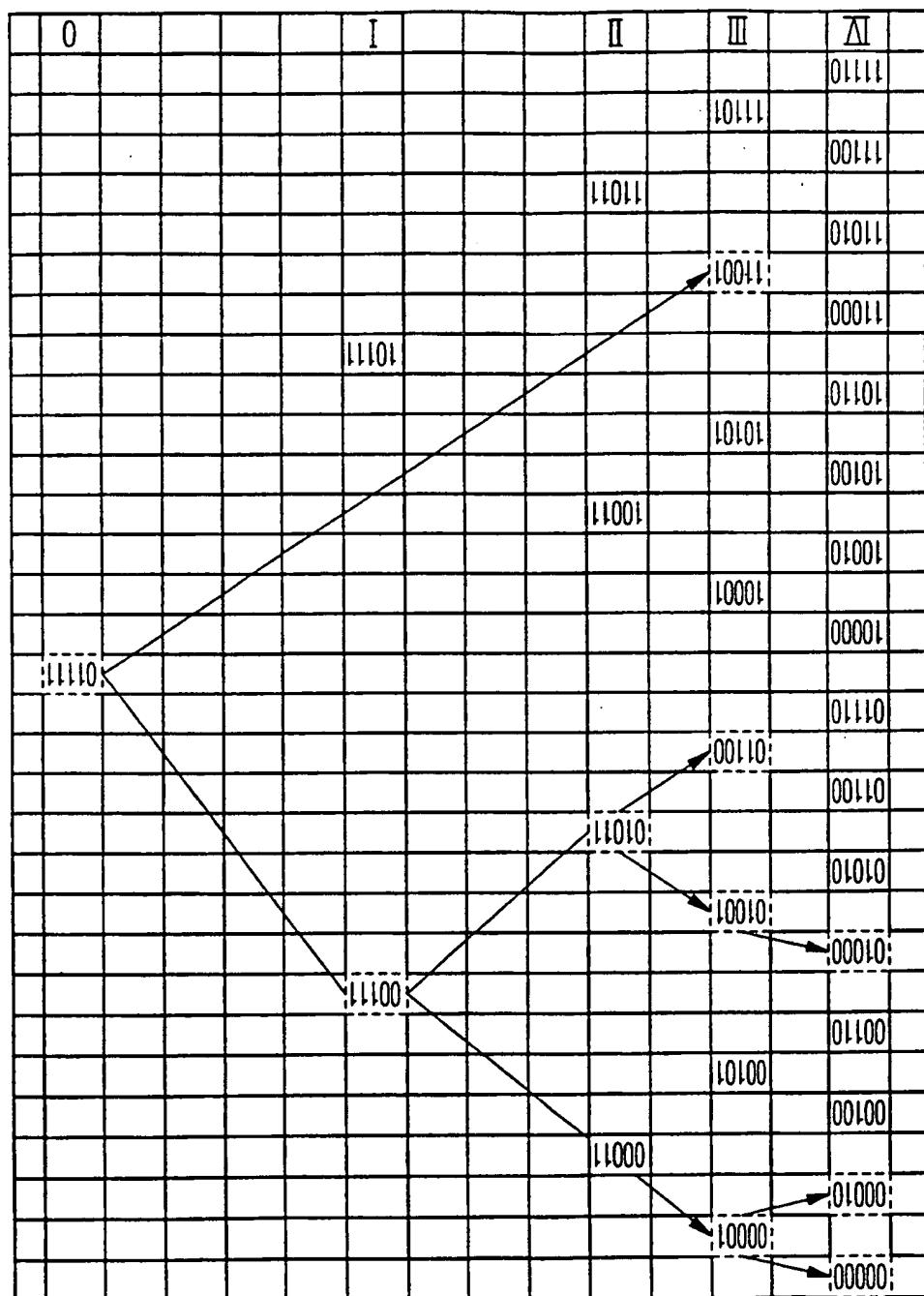
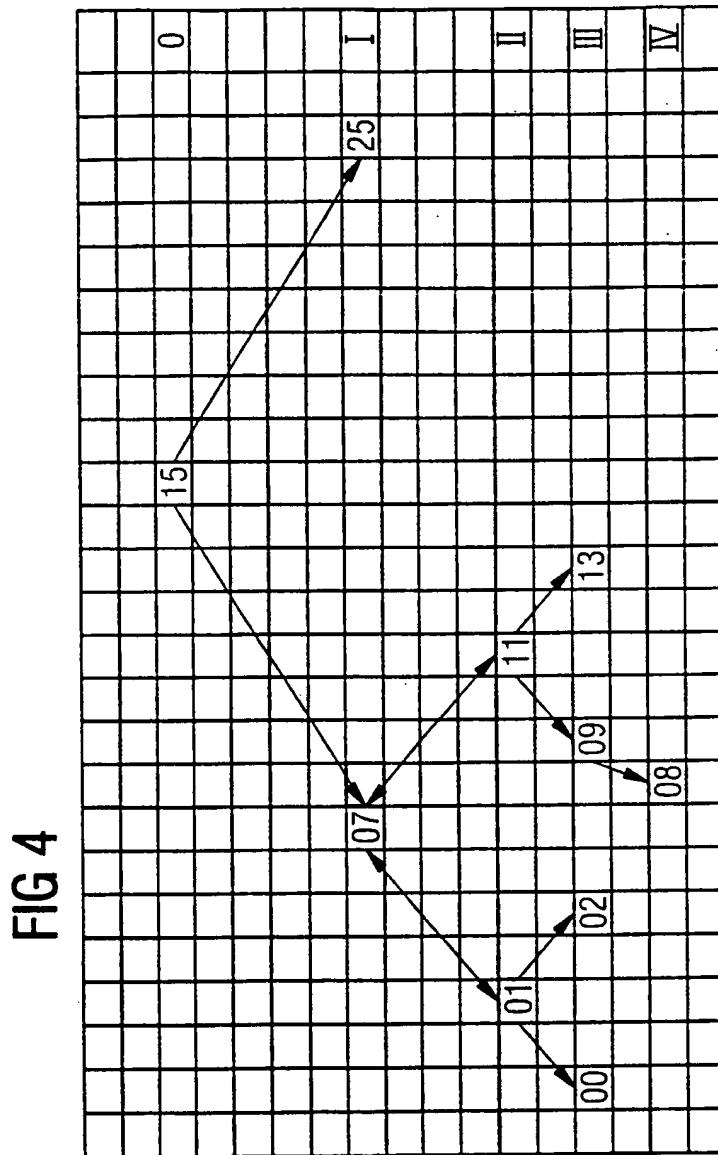


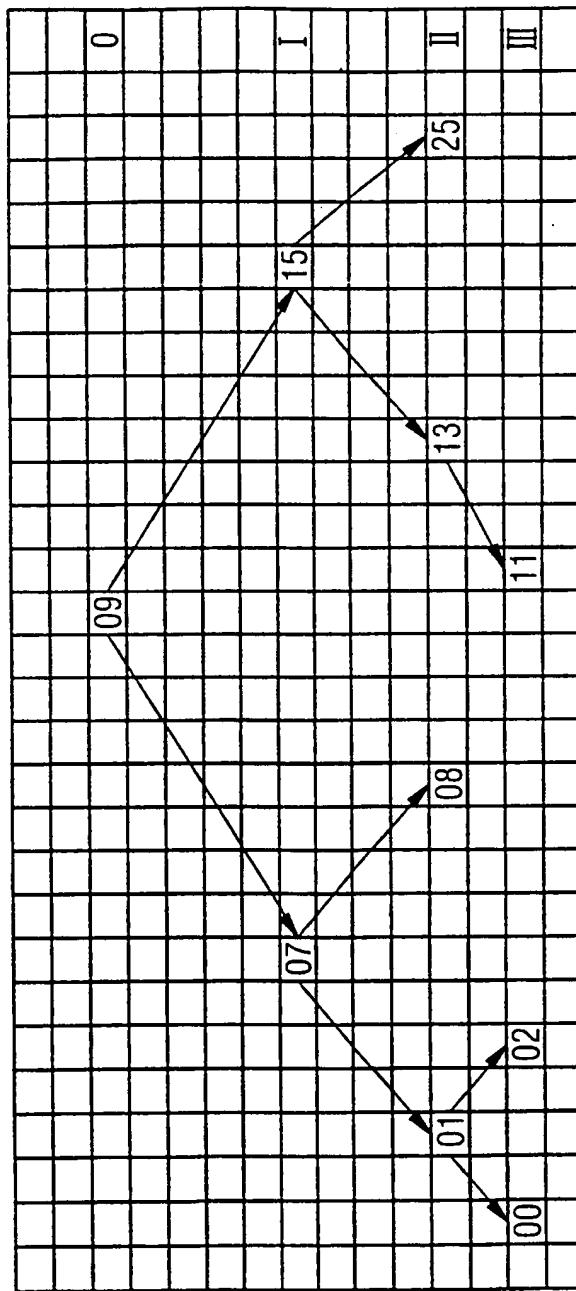
FIG 3

4/8



5/8

FIG 5



6/8

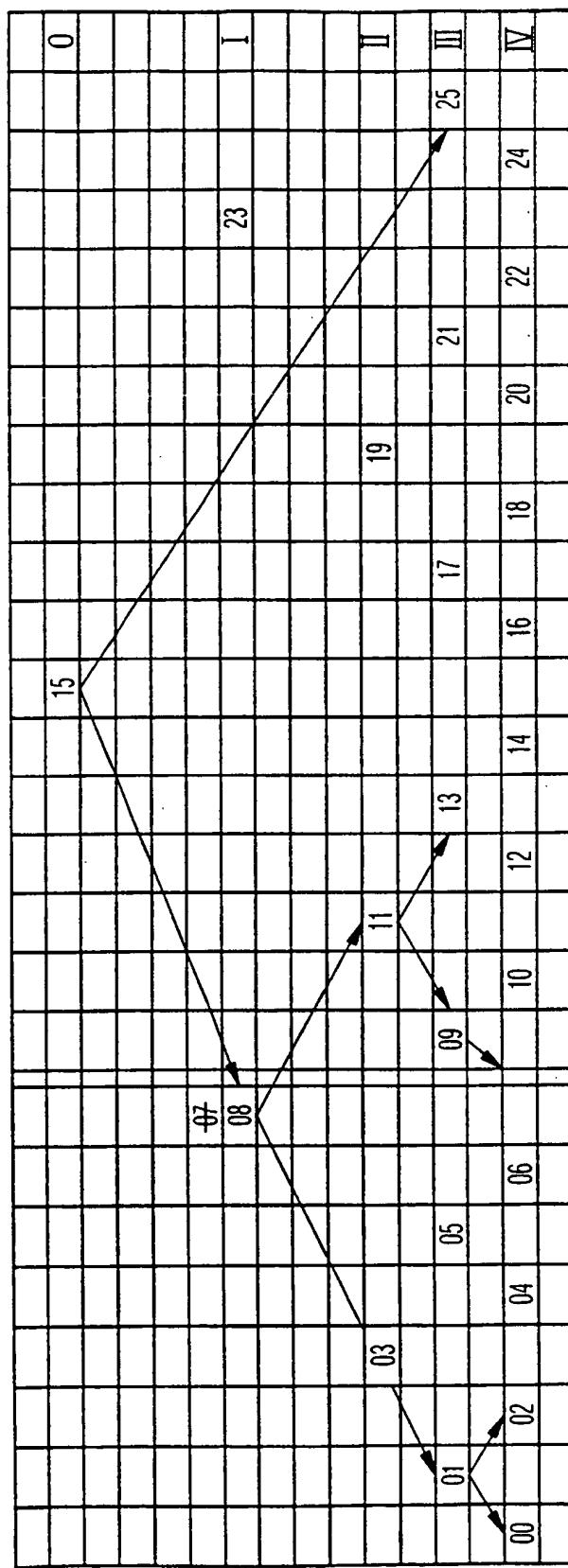


FIG 6 A

7/8

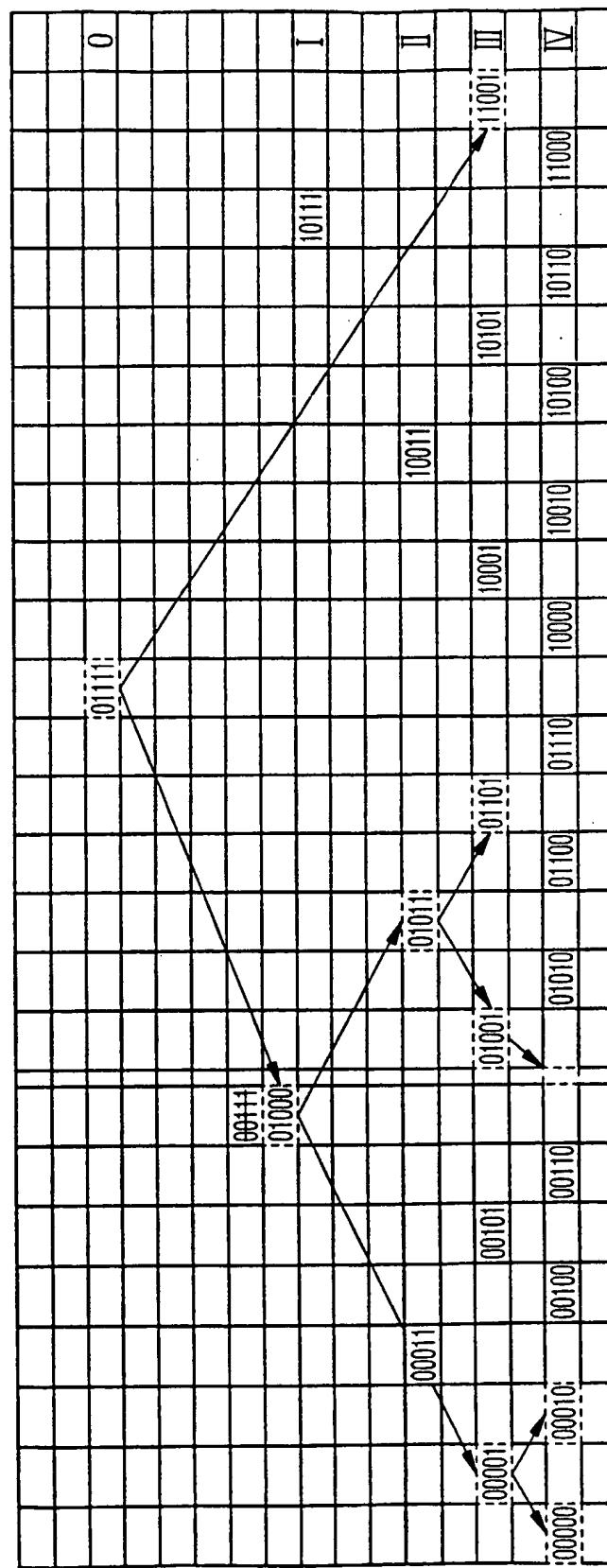
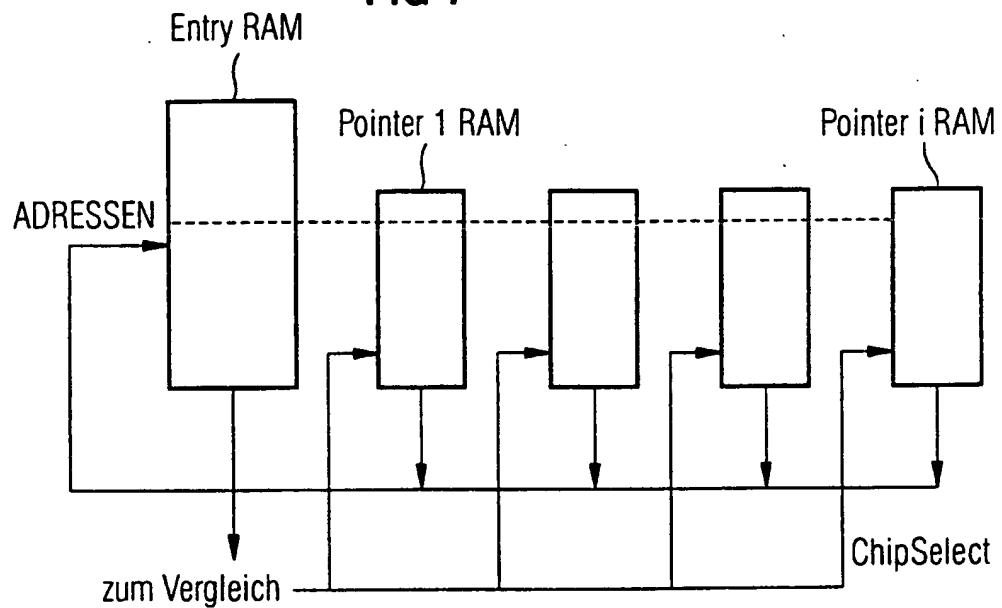


FIG 6B

FIG 7



# INTERNATIONAL SEARCH REPORT

Int'l Application No  
PCT/DE 98/02554

**A. CLASSIFICATION OF SUBJECT MATTER**  
IPC 6 G06F17/30

According to International Patent Classification (IPC) or to both national classification and IPC

**B. FIELDS SEARCHED**

Minimum documentation searched (classification system followed by classification symbols)  
IPC 6 G06F

Documentation searched other than minimum documentation to the extent that such documents are included in the fields searched

Electronic data base consulted during the international search (name of data base and, where practical, search terms used)

**C. DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT**

Category *	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
X	US 5 644 763 A (ROY SHAIBAL) 1 July 1997 see abstract; figure 2B see column 7, line 4 - column 7, line 12 -----	1,2
A	US 5 664 184 A (FERGUSON DAVID E ET AL) 2 September 1997 see abstract; figures 4,11 -----	1,2
A	EP 0 650 131 A (MICROSOFT CORP) 26 April 1995 see abstract; figure 1 -----	1,2

Further documents are listed in the continuation of box C.

Patent family members are listed in annex.

\* Special categories of cited documents :

- "A" document defining the general state of the art which is not considered to be of particular relevance
- "E" earlier document but published on or after the international filing date
- "L" document which may throw doubts on priority claim(s) or which is cited to establish the publication date of another citation or other special reason (as specified)
- "O" document referring to an oral disclosure, use, exhibition or other means
- "P" document published prior to the international filing date but later than the priority date claimed

"T" later document published after the international filing date or priority date and not in conflict with the application but cited to understand the principle or theory underlying the invention

"X" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered novel or cannot be considered to involve an inventive step when the document is taken alone

"Y" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered to involve an inventive step when the document is combined with one or more other such documents, such combination being obvious to a person skilled in the art.

"&" document member of the same patent family

Date of the actual completion of the international search

20 January 1999

Date of mailing of the international search report

27/01/1999

Name and mailing address of the ISA

European Patent Office, P.B. 5818 Patentlaan 2  
NL - 2280 HV Rijswijk  
Tel. (+31-70) 340-2040, Tx. 31 651 epo nl,  
Fax: (+31-70) 340-3016

Authorized officer

Katerbau, R

**INTERNATIONAL SEARCH REPORT**

Information on patent family members

Int'l. Jonal Application No

PCT/DE 98/02554

Patent document cited in search report	Publication date	Patent family member(s)		Publication date
US 5644763	A 01-07-1997	NONE		
US 5664184	A 02-09-1997	US 5497485	A 05-03-1996	
EP 0650131	A 26-04-1995	CA 2117846	A 21-04-1995	
		JP 7191891	A 28-07-1995	
		US 5752243	A 12-05-1998	

# INTERNATIONALER RECHERCHENBERICHT

Internationales Aktenzeichen

PCT/DE 98/02554

A. KLASIFIZIERUNG DES ANMELDUNGSGEGENSTANDES  
IPK 6 G06F17/30

Nach der Internationalen Patentklassifikation (IPK) oder nach der nationalen Klassifikation und der IPK

## B. RECHERCHIERTE GEBIETE

Recherchiertes Mindestpräfikat (Klassifikationssystem und Klassifikationssymbole)

IPK 6 G06F

Recherchierte aber nicht zum Mindestpräfikat gehörende Veröffentlichungen, soweit diese unter die recherchierten Gebiete fallen

Während der Internationalen Recherche konsultierte elektronische Datenbank (Name der Datenbank und evtl. verwendete Suchbegriffe)

## C. ALS WESENTLICH ANGESEHENE UNTERLAGEN

Kategorie*	Bezeichnung der Veröffentlichung, soweit erforderlich unter Angabe der in Betracht kommenden Teile	Betr. Anspruch Nr.
X	US 5 644 763 A (ROY SHAIBAL) 1. Juli 1997 siehe Zusammenfassung; Abbildung 2B siehe Spalte 7, Zeile 4 - Spalte 7, Zeile 12 ---	1,2
A	US 5 664 184 A (FERGUSON DAVID E ET AL) 2. September 1997 siehe Zusammenfassung; Abbildungen 4,11 ---	1,2
A	EP 0 650 131 A (MICROSOFT CORP) 26. April 1995 siehe Zusammenfassung; Abbildung 1 ---	1,2

Weitere Veröffentlichungen sind der Fortsetzung von Feld C zu entnehmen

Siehe Anhang Patentfamilie

\* Besondere Kategorien von angegebenen Veröffentlichungen :

"A" Veröffentlichung, die den allgemeinen Stand der Technik definiert, aber nicht als besonders bedeutsam anzusehen ist

"E" älteres Dokument, das jedoch erst am oder nach dem internationalen Anmeldedatum veröffentlicht worden ist

"L" Veröffentlichung, die geeignet ist, einen Prioritätsanspruch zweifelhaft erscheinen zu lassen, oder durch die das Veröffentlichungsdatum einer anderen im Recherchenbericht genannten Veröffentlichung belegt werden soll oder die aus einem anderen besonderen Grund angegeben ist (wie ausgeführt)

"O" Veröffentlichung, die sich auf eine mündliche Offenbarung,

eine Benutzung, eine Ausstellung oder andere Maßnahmen bezieht

"P" Veröffentlichung, die vor dem internationalen Anmeldedatum, aber nach dem beanspruchten Prioritätsdatum veröffentlicht worden ist

"T" Spätere Veröffentlichung, die nach dem internationalen Anmeldedatum oder dem Prioritätsdatum veröffentlicht worden ist und mit der Anmeldung nicht kollidiert, sondern nur zum Verständnis des der Erfindung zugrundeliegenden Prinzips oder der ihr zugrundeliegenden Theorie angegeben ist

"X" Veröffentlichung von besonderer Bedeutung; die beanspruchte Erfindung kann allein aufgrund dieser Veröffentlichung nicht als neu oder auf erforderlicher Tätigkeit beruhend betrachtet werden

"Y" Veröffentlichung von besonderer Bedeutung; die beanspruchte Erfindung kann nicht als auf erforderlicher Tätigkeit beruhend betrachtet werden, wenn die Veröffentlichung mit einer oder mehreren anderen Veröffentlichungen dieser Kategorie in Verbindung gebracht wird und diese Verbindung für einen Fachmann naheliegend ist

"&" Veröffentlichung, die Mitglied derselben Patentfamilie ist

Datum des Abschlusses der internationalen Recherche

Absendedatum des internationalen Recherchenberichts

20. Januar 1999

27/01/1999

Name und Postanschrift der internationalen Recherchenbehörde

Europäisches Patentamt, P.B. 5818 Patentlaan 2  
NL - 2280 HV Rijswijk  
Tel. (+31-70) 340-2040, Tx. 31 651 epo nl,  
Fax: (+31-70) 340-3016

Bevollmächtigter Bediensteter

Katerbau, R

**INTERNATIONALER RECHERCHENBERICHT**

Angaben zu Veröffentlichungen, die zur selben Patentfamilie gehören

Internationales Aktenzeichen

PCT/DE 98/02554

Im Recherchenbericht angeführtes Patentdokument	Datum der Veröffentlichung	Mitglied(er) der Patentfamilie			Datum der Veröffentlichung
US 5644763 A	01-07-1997	KEINE			
US 5664184 A	02-09-1997	US	5497485 A		05-03-1996
EP 0650131 A	26-04-1995	CA	2117846 A		21-04-1995
		JP	7191891 A		28-07-1995
		US	5752243 A		12-05-1998